

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 02-284543
 (43)Date of publication of application : 21.11.1990

(51)Int.Cl.

H04L 12/58

(21)Application number : 01-105463

(71)Applicant : FUJITSU LTD

(22)Date of filing : 25.04.1989

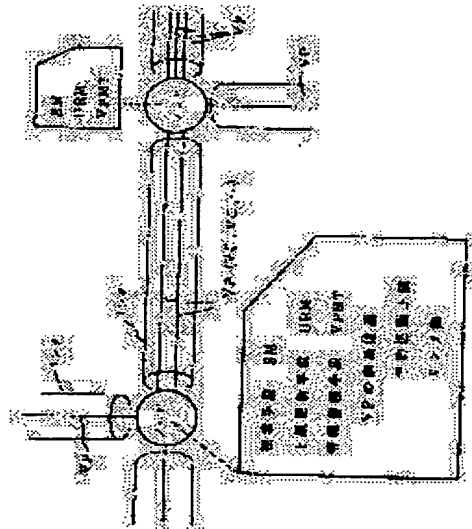
(72)Inventor : NAKAJO TAKAFUMI
 KOMINE HIROAKI
 MIYAZAKI KEIJI
 SOEJIMA TETSUO

(54) ALTERATION SYSTEM FOR VIRTUAL PASS SECTION

(57)Abstract:

PURPOSE: To shorten a processing time and to prevent the influence of a sensor fault by installing retrieval means and information accumulation means in respective nodes and constituting respective nodes so that they autonomously acquire/transfer the partition of a virtual channel identifier through the use of said means.

CONSTITUTION: In a communication network identifying virtual passes VP which have been set between respective nodes by the partition of the identifier VCI of the line VC stored in a physical link by using an asynchronous transfer mode ATM, the means VPMT accumulating information including the allocation partition of the virtual pass passing through respective nodes, reservation partition upper limit and the number of links, a means URM updating the upper limit in accordance with the prediction value of traffic and a means SM accessing to the virtual pass VP sharing the physical link based on information and retrieving the propriety of partition extension are installed in respective nodes. A network operation control system initially sets the allocation partition of the virtual pass, and respective nodes alter the reservation partition upper limit in accordance with traffic prediction within the range of allocation partition. Then, respective nodes extend/reduce allocation partition by using the retrieval means SM and the information accumulation means VPMT.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]
 [Date of sending the examiner's decision of rejection]
 [Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]
 [Date of final disposal for application]
 [Patent number]
 [Date of registration]
 [Number of appeal against examiner's decision of rejection]
 [Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]
 [Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japanese Patent Office

⑫ 公開特許公報(A)

平2-284543

⑤Int. Cl.⁵

識別記号

庁内整理番号

⑬公開 平成2年(1990)11月21日

H 04 L 12/56

7830-5K

H 04 L 11/20

1 0 2 D

審査請求 未請求 請求項の数 1 (全8頁)

⑭発明の名称 仮想バス区画変更方式

⑰特 願 平1-105463

⑱出 願 平1(1989)4月25日

⑲発 明 者 中 条 孝 文 神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地 富士通株式会社
内

⑲発 明 者 小 峰 浩 昭 神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地 富士通株式会社
内

⑲発 明 者 宮 崎 啓 二 神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地 富士通株式会社
内

⑲発 明 者 副 島 哲 男 神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地 富士通株式会社
内

⑲出 願 人 富士通株式会社 神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

⑲代 理 人 弁理士 青 柳 稔

明 細 書

1. 発明の名称

仮想バス区画変更方式

2. 特許請求の範囲

1. 非同期転送モードを用い、各ノード間に設定された仮想バス(VP)を、物理リンクに収容される回線の識別子(VCI)の区画で識別する通信網において、

各ノードを通過する仮想バスの割当区画、予約区画上限、およびリンク数を含む情報を蓄積する手段と(VPMT)、トラヒックの予測値に応じて該上限を更新する手段(URM)と、該情報をもとに物理リンクを共用する仮想バスにアクセスして区画拡張可否を探索する手段(SM)を各ノードに設け、

該探索手段および情報蓄積手段を用いて各ノードが、仮想チャネル識別子(VCI)の区画の獲得/譲渡を自律的に行なうことを特徴とする仮想バス区画変更方式。

3. 発明の詳細な説明

〔発明の概要〕

ATM網における仮想バスの割当区画の変更方式に関し、

処理時間を短縮できそしてセンタ障害の影響を受けることがない仮想バス区画変更方式を提供することを目的とし、

非同期転送モードを用い、各ノード間に設定された仮想バスを、物理リンクに収容される回線の識別子の区画で識別する通信網において、各ノードを通過する仮想バスの割当区画、予約区画上限、およびリンク数を含む情報を蓄積する手段と、トラヒックの予測値に応じて該上限を更新する手段と、該情報をもとに物理リンクを共用する仮想バスにアクセスして区画拡張可否を探索する手段を各ノードに設け、該探索手段および情報蓄積手段を用いて各ノードが、仮想チャネル識別子の区画の獲得/譲渡を自律的に行なうよう構成する。

〔産業上の利用分野〕

本発明は、ATM網における仮想バスの割当区

画の変更方式に関する。

S T M (Synchronous Transfer Mode)によるノード間通信ではタイムスロットが確保され、データは該スロットにのせて伝送される。タイムスロットは回線と呼ばれ、そして通信量の多いノード間では複数のタイムスロット(回線束)が用意される。A T M (Asynchronous Transfer Mode: 非同期転送モード)では該回線は仮想チャネルV C (Virtual Channel)、回線束は仮想パスV P (Virtual Pass)と呼ばれる。

(従来の技術)

A T M 通信網においては仮想パスは呼設定ノード間の回線束として設定され、回線設定ノードのクロスコネク機能により経路の設定が行われる。回線設定ノードにセル(S T Mのバケット)が到着すると、そのヘッダに付与された識別子(V C I)を見ることにより仮想パスを識別し、クロスコネクを行う。

このような仮想パスの識別方法の例としては、

3

は、V C Iの区画変更処理を行う。回線設定ノードは、ある回線束に割り当て可能なV C Iの残数がなくなると、網運用管理システムに区画要求を送出する。網運用管理システムは区画要求を受信すると、通知された回線束が収容されている物理リンクを共用している他の回線束の中から、区画を開放可能なものを選択し、これを要求元に割り当てる。

(発明が解決しようとする課題)

網運用管理システムが各回線設定ノードからの区画変更要求を受付けてそれを処理する集中制御方式では、ネットワークの規模が大きくなると、区画を獲得する回線束を探索する時間が長くなる、また、センタ(網運用管理システム)が障害を起こした場合には機能しない等の欠点を持っている。

本発明はかかる点を改善し、処理時間を短縮できそしてセンタ障害の影響を受けない仮想パス区画変更方式を提供することを目的とするものである。

5

仮想パスに連続してV C I(仮想チャネル識別子)の区画を割り当てる方法がある。即ち、ある仮想パスに収容する呼が到着すると、その区画の開始アドレスから順にV C Iを割り当てる。回線設定ノードではV C Iの区画毎のクロスコネク・テーブルを持ち、到着したセルのV C Iがどの区画に入っているかを見ることにより仮想パスの識別を行う。

このような仮想パスの運用に際し、網運用管理システムは、予め網内の各ノード間の回線需要に従い回線束(仮想パス)を設定する。この時、回線束の経路および容量とともに、その回線束に収容する回線数の上限を設定する。この回線束の上限值をもとに、物理リンクに収容される各仮想パスに割り当てるV C Iの範囲(割当区画の開始アドレスおよび終了アドレス)を決定する。これをもとに、各ノードにおけるクロスコネク・テーブルを作成し、各ノードに配付する。

ある仮想パスに収容される呼の数が増加し、割り当てるV C Iの残りの数がなくなった場合に

4

(課題を解決するための手段)

第1図に示すように本発明は、非同期転送モードA T Mを用い、各ノード間に設定された仮想パスV Pを、物理リンクに収容される回線V Cの識別子V C Iの区画で識別する通信網において、各ノードに、各ノードを通過する仮想パスの割当区画、予約区画上限、およびリンク数を含む情報を蓄積する手段V P M Tと、トラヒックの予測値に応じて該上限を更新する手段U R Mと、該情報をもとに物理リンクを共用する仮想パスV Pにアクセスして区画拡張可否を探索する手段S Mを設ける。

仮想パスの割当区画の最初の設定は網運用管理システムが行ない、該割当区画の範囲内で各ノードがトラヒック予測に従って予約区画上限を変更する。その後の該割当区画の拡張/減縮は各ノードが、探索手段S Mおよび情報蓄積手段V P M Tを用いて行なう。

(作用)

予約区画上限は当該ノードが常時使用する(短

6

時間の内に使用する可能性が高い)領域であり、該ノードが短期的な回線需要予測に基づいて設定する。従って常時変動しており、回線需要が多いと割当区画上限へ接近する。割当区画上限に達すれば、それ以上の拡張はできないから、今度は割当区画そのものを変更(拡張)する必要がある。

本発明ではこれを各ノードが、必要に応じて実行する。これには先ず区画要求を上げ、後続のノードはこの要求に応じられるか否かを検討する。予約区画上限が割当区画上限に達していない仮想バスはまだ余裕があるバスであるから、該バスがあるならOKとし(区画要求セルを後段ノードへ送り)、その際該バスのリンク数を付加しておく。これを受けて最終ノードは区画要求ACKセルを返し、それには総リンク数を付加しておく。

区画要求ACKセルが返ってきたらその総リンク数をチェックし、リンク数の少ない方(仮想バス)を選択する。選択した仮想バスに対しては区画減少処理をし、区画要求を上げた仮想バスには区画増加処理をする。

7

かゝるセル(ここではAからCへ送られるセルとする)が回線設定ノードCではBに到着すると、ノードBは該セルのVCIフィールドを見てどの仮想バスに属するか(本例ではVP.Fに属する)判定し、該当回線本例では該VP.FにつながるVP.Hの適当なVCに接続する。ノードBを出るとき、セルの仮想チャネル識別子VCIはVP.Hの上記VCのVCIに書き替えられる。例えばノードAからVCI=VC.Qで送られていたセルがノードBを出るとき、VCI=VC.Uに書き替えられてノードCへ送られる。

仮想バスVPは、最初、網運用管理システムが網内の各ノード間の予想される回線需要に従って設定する。この時、仮想バスの経路および容量とともに、その仮想バスに収容する仮想チャネル数の上限を設定する。このVC数の上限値をもとに、物理リンクに収容される各仮想バスに割り当てるVCIの範囲(開始アドレスと終了アドレス)を決定し、これをもとに、各ノードにおけるクロスコネクタ・テーブル(VP相互間の接続関係を示す

このようにして各ノードが区画変更処理をし、センタで集中処理はしない様になると、処理所要時間を短縮でき、またセンタ障害の影響を受けないで済む。

(実施例)

第2図に仮想バスの例を示す。A~Dは回線設定ノードで、これらのノード間に回線束が設定される。VP.n(n=E~J)が該回線束(仮想バス)で、これらは仮想チャネルVC.n(n=O~Z)を含む。A-C間通信は仮想バスVP.FとVP.Hの仮想チャネルを使用して、またA-D間通信は仮想バスVP.EとVP.Iの仮想チャネルを使用して行なわれる。

各回線(仮想チャネルVC)によって運ばれる情報は、第3図に示すフォーマットのセルに収容される。図示のようにセルはヘッダと情報部からなり、ヘッダには当該セルが送られる仮想チャネルVCを示す識別子VCI(Virtual Channel Identifier)が含まれる。

8

テーブル)を作成し、各ノードに配布する。

網運用管理システムはノード間の長期的な回線需要に基づいて仮想バスを設定し、その識別子VPIの区画を割り当てる。仮想バスの始点ノードは、その割り当てられた区画の中に短期的な回線需要予測に基づいて予約区画領域を設定する。第4図にこの割り当て区画および予約区画を示す。

割当区画と予約区画の開始アドレスは同じで、本例ではアドレス0、予約区画の上限アドレスは割当区画の上限(最終アドレス)より所定アドレス数だけ手前である。予約区画領域は、始点ノードが短時間の内に使用する可能性が高い領域である。各ノードは、回線要求をモニタして常に予約区画の上限を更新し、制御セルによって、その仮想バスが通過する全てのノードに該上限を通知する。通過ノードでは、通知された仮想バスの最新の予約上限値を管理テーブルに記憶する。予約/割当区画の1つのアドレスは1つのVCIに対応し、斜線部は使用中のVCI、ブランクは空きのVCIである。

9

10

ある仮想バスに収容される呼の数が増加すると予約区画は使用中VCIで埋まり、予約区画の拡張が図られて予約区画上限は割当区画終了アドレスへ向けて更新され、遂には両者が一致する。予約区画上限が割当区画終了アドレスに一致して、割り当てるVCIの残りの数が少なくなると、ノードは区画変更処理を行なう。第6図に仮想バスVPの区画の変更例を示す。

第6図において、ノードD、G間に設定されている仮想バスVP、Xが割当区画の拡張を要求しているとする。またノードEとF、FとGの間のリンクには仮想チャネル識別子VCIの空き区画がなく、仮想バスVP、Xの割当区画を広げるには、これらのリンクを共用している仮想バスVP、Y、Z、Wから区画を譲り受けるしかないと仮定する。

区画拡張に当ってノードDは仮想バスVP、Xに沿って区画要求メッセージを収容した制御セルを流す。制御セルは第5図に示すようにヘッダ、メッセージ識別子、メッセージ属性1、メッセー

ジ属性2、……のフォーマットを持ち、このヘッダにはVCIなどが含まれ、またメッセージ識別子などは次表の内容を持つ。

表1 制御セルのメッセージ・テーブル

メッセージ識別子	メッセージ属性1	メッセージ属性2	メッセージ属性3
区画要求	要求元識別子	要求区画スラップ数	総リンク数
区画要求ACK	要求元識別子	総リンク数	
区画要求開放	要求元識別子		
区画増加	要求元識別子	実アドレス・オフセット	実アドレス区画サイズ
区画減少	要求元識別子	実アドレス・オフセット	実アドレス区画サイズ
区画開放	開放元識別子	実アドレス・オフセット	実アドレス区画サイズ
区画予約上限	バス識別子	区画予約上限	

注) ①要求元識別子=区画変更を要求している回線設定ノードの識別子

②区画予約上限=仮想バス識別子の予約上限アドレス

11

ノードEが制御セルを受信すると、管理テーブルを参照し、要求区画数を開放可能な仮想バスの候補を探索する。ノードEの管理テーブルVPMTを次表に示す。

表2 仮想バス管理テーブル(VPMT;ノードE)

仮想バス名	仮想バス識別子(出力リンク)					バスリンク数
	開始アドレス	終了アドレス	予約上限	実アドレス・オフセット	実アドレス区画サイズ	
X	0	99	99	0	100	3
Y	0	199	120	100	200	3
W	0	299	150	300	300	4

この表2の開始アドレス、終了アドレス、予約上限などは第4図のそれと同じである。実アドレスオフセットは、実開始アドレスがメモリのどこから始まるかを示すもので、VP、Xでは実開始アドレスも0からとすると実アドレスオフセットは0、VP、YはVP、Xの次から始まるとすると、VP、Xの終了アドレスは99であるから実アドレスオフセットは100(実アドレス100から始まる)となる。実アドレス区画サイズは開

始/終了アドレス間のアドレス数、リンク数は当該仮想バスに含まれるノード間のリンクの数で、第6図から明らかなようにVP、Xなら3、VP、Wなら4である。

ある仮想バスが区画を開放可能か否かは、予約区画上限が割当区画終了アドレスまで更新されてしまっているか否かに依るから、該終了アドレスから該上限アドレスを減算することにより分る。表2ではVP、Y、Wとも終了アドレス>予約上限であるから区画開放が可能であり、そこでノードEは前記制御セルのメッセージ属性のフィールドに、各々のVPのリンク数(VP、Yなら3、VP、Wなら4)を書き込み、第7図に示すように両方のVPに沿って送信する。

仮想バスVP、Wに流された制御セルはノードFを通過し(こゝではバスは連続しているから単に通過)、終点ノードGに到着する。終点ノードGが制御セルを受信すると、その中の総リンク数を読出し、それを区画要求ACKの制御セルのメッセージ属性フィールドに書込んで該セルを第8

12

13

14

図に点線で示すように発信ノード側へ戻す。

仮想バス V P. Y に流された制御セルは、ノード F で新たに仮想バス V P. Z を捕捉してこの V P. Z へ分岐し（そのまゝではノード B へ行ってしまう）、この際 V P. Z のリンク数 3 を加算し、総リンク数 6 とする。この制御セルが終点ノード G に到着すると該ノード G は同様に、メッセージ識別子が区画要求 A C K であり、メッセージ属性の総リンク数は 6 とした制御セルを、第 8 図に点線で示すように発信ノード側へ戻す。

区画要求の制御セルを分岐送出したノード E では上記区画要求 A C K のセルを受信すると、その中から総リンク数が最も少ない仮想バスを選択し（本例では V P. W が選択される）、この仮想バスから区画を獲得し、これを要求元の仮想バス V P. X に加える。これで仮想バス V P. X の割当て区画が拡張されることになる。なおノード E と F、F と G 間の各リンクにおいては、V P 間で区画の授受をしただけであるから容量上の問題はないが、ノード D、E 間のリンクにおいては上記拡

張分だけ増えることになる。勿論、これは十分吸収できるものとする。

選択された仮想バス V P. W では上記の獲得させた区画だけ減少し、選択されなかった仮想バス V P. Y, Z では区画の増減はない。そこでノード E は V P. W に区画減少の制御セルを、また V P. Y, Z には区画開放（区画要求開放）の制御セルを、更に要求元の V P. X には区画増加の制御セルを送出する。この制御セルを受けると各ノードは、それによって自己の仮想バス管理テーブルを更新する。第 9 図に区画減少の通知先を、また第 10 図に区画要求開放の通知先を、第 11 図に区画増加の通知先を示す。また、更新された仮想バス管理テーブルの例を表 3 に示す。

1 5

1 6

表 3 仮想バス管理テーブル (ノード E)

仮想バス名	仮想バス識別子 (出力リンク)					バスリンク数
	開始アドレス	終了アドレス	予約上限	実アドレスビット	実アドレス区画サイズ	
X	0	149	149	0	100	3
				550	50	3
Y	0	199	120	100	200	3
W	0	299	150	300	300	4

本例では仮想バス V P. X が仮想バス V P. W から獲得した区画数は 50 個としている。区画拡張に当って、区画提供 V P に総リンク数が少ない V P を採用すると、仮想バスの区画変更に伴なうクロスコネクトテーブルの処理の量を低減することができる。

第 6 図でノード D が区画拡張要求を上げるとき、該ノード D では自己の仮想バス管理テーブルにより V P. X に余裕のあることが分っている。次のノード E では表 2 に示したように V P. X に余裕がなく、しかし V P. Y, V P. W には余裕があ

り、そこで後続ノード V P. Y, W の区画譲渡が可能か否かを問合せる。次のノード F では、V P. W については単なる通過でよい（区画情報はノード E のそれと同じであり、従ってノード E で分っている）が、V P. Y については V P. Z へ切替える必要があり、こゝで区画の余裕を自己の仮想バス管理テーブルによりチェックする。V P. Z に区画の余裕がなければノード F は V P. Y 側の拡張は不可である旨を示す制御セル（メッセージ識別子が区画要求 NACK であるセル）をノード E へ返す。

リンクの区画サイズは識別子のビット長で決まるといふ面がある。予約区画は使用中と空きの混合で、通話開始／終了でこれらは刻々変化する。新たな使用開始は可及的に予約区画の最初の方にする。予約区画上限の変更は、予約区画の大部分が使用中になったとき、または曜日、時間などで行なう。

区画拡張をセンタで集中制御式に行なう場合は、各ノードから区画の余裕などを取込み、拡張可否

1 7

1 8

を決定して当該ノードにこれを通知することになるが、逐次制御であるから、多数のノードから区画拡張要求があった場合は、その要求を受けて処理するのが遅くなったものが発生し得る。本発明の各ノード分散処理では、かゝる恐れはない。

(発明の効果)

以上説明したように本発明では、仮想バス識別子の区画の変更を各ノードが自律して分散処理し、センタでこれを集中制御するのではないので、処理時間を短縮でき（並列処理になる）、センタ障害の影響を受けることがないなどの利点が得られる。

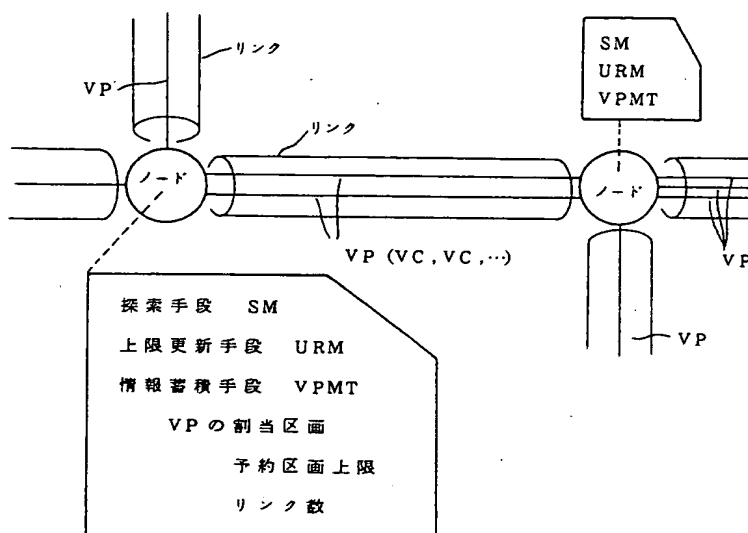
4. 図面の簡単な説明

- 第1図は本発明の原理説明図、
- 第2図は仮想バスの設定例を示す説明図、
- 第3図はセルのフォーマットを示す説明図、
- 第4図はVPI割当マップの説明図、
- 第5図は制御セルのフォーマットを示す説明図、
- 第6図は区画変更例の説明図、

- 第7図は区画要求制御セルの伝送説明図、
- 第8図は区画要求ACK制御セルの伝送説明図、
- 第9図は区画減少制御セルの伝送説明図、
- 第10図は区画要求開放制御セルの伝送説明図、
- 第11図は区画増加制御セルの伝送説明図である。

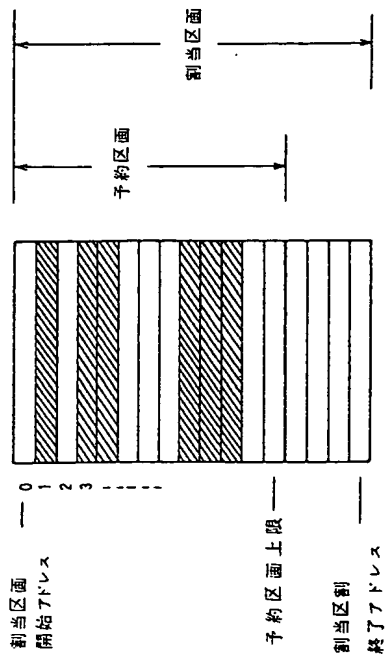
第1図でVPは仮想バス、VCIは仮想チャネル識別子、VPMTは情報蓄積手段、URMは上限更新手段、SMは探索手段である。

出願人 富士通株式会社
代理人 弁理士 青柳 稔



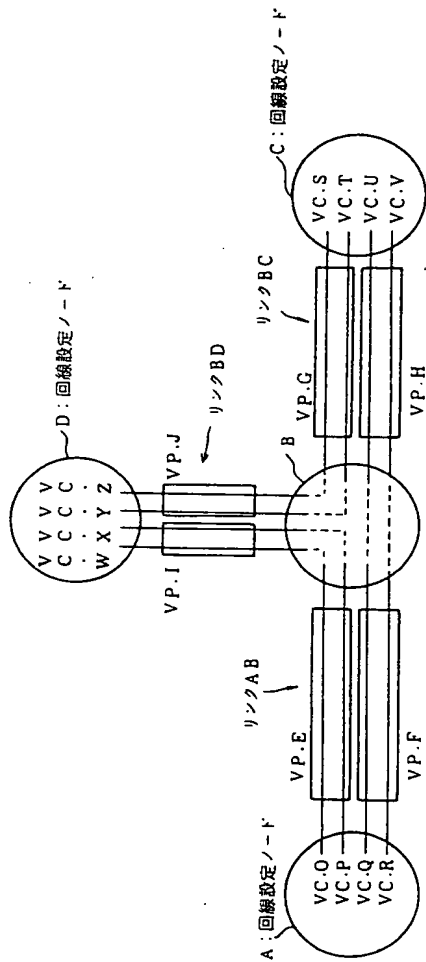
本発明の原理説明図

第1図



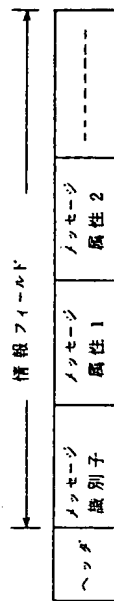
VPI 割当マップの説明図

第 4 図



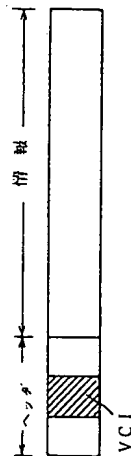
仮想バスの設定例を示す説明図

第 2 図



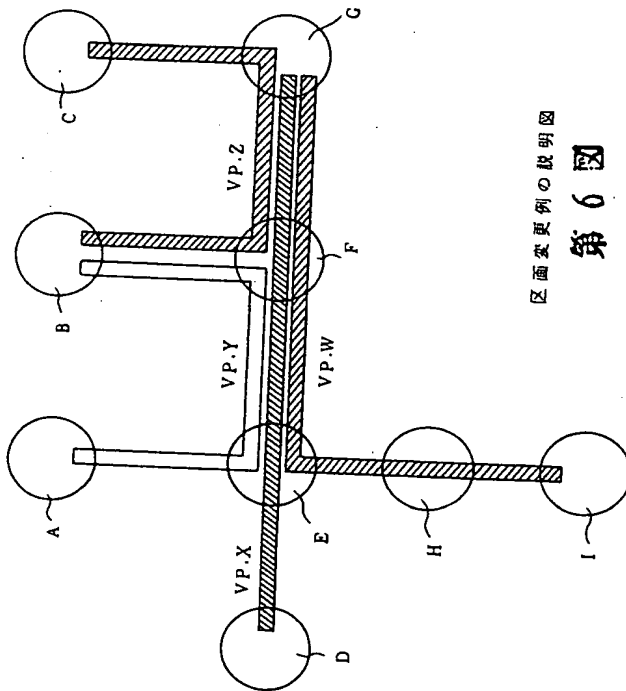
制御セルのフォーマットを示す説明図

第 5 図

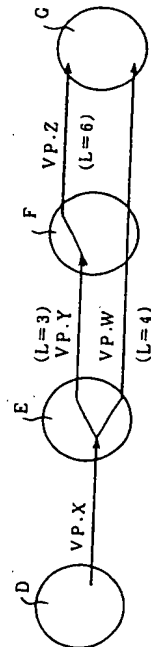


セルのフォーマットを示す説明図

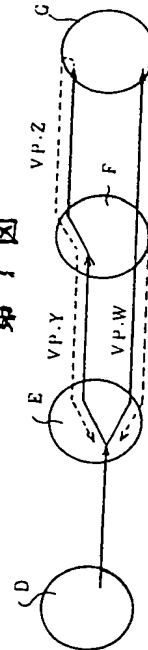
第 3 図



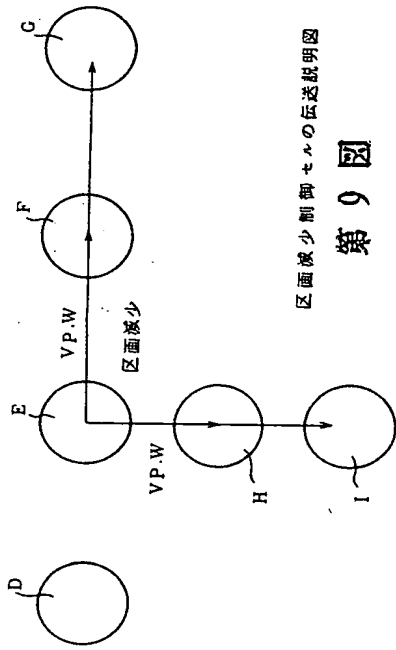
区画変更例の説明図
第6図



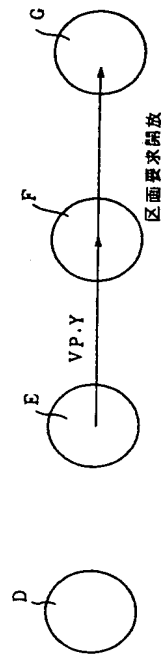
区画要求制御セルの伝送説明図
第7図



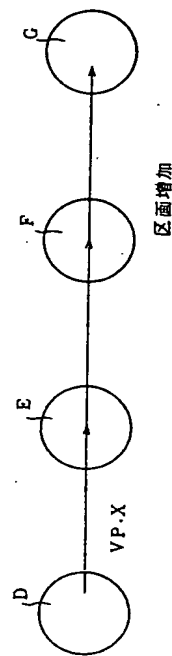
区画要求ACK制御セルの伝送説明図
第8図



区画減少制御セルの伝送説明図
第9図



区画要求開放制御セルの伝送説明図
第10図



区画増加制御セルの伝送説明図
第11図